



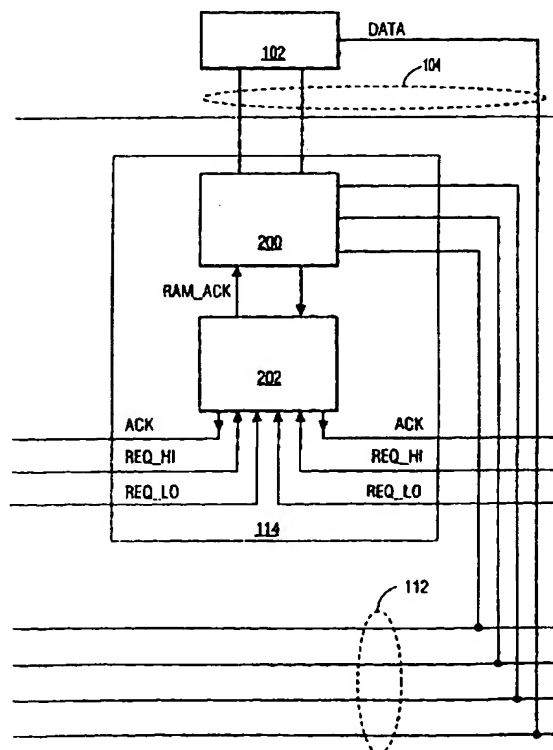
INTERNATIONAL APPLICATION PUBLISHED UNDER THE PATENT COOPERATION TREATY (PCT)

(51) International Patent Classification ⁶ : G06F 13/36	A1	(11) International Publication Number: WO 98/12645 (43) International Publication Date: 26 March 1998 (26.03.98)
(21) International Application Number: PCT/IB97/00876 (22) International Filing Date: 15 July 1997 (15.07.97) (30) Priority Data: 08/715,946 19 September 1996 (19.09.96) US (71) Applicant: PHILIPS ELECTRONICS N.V. [NL/NL]; Groenewoudseweg 1, NL-5621 BA Eindhoven (NL). (71) Applicant (for SE only): PHILIPS NORDEN AB [SE/SE]; Kottbygatan 7, Kista, S-164 85 Stockholm (SE). (72) Inventors: JACOBS, Eino; Prof. Holstlaan 6, NL-5656 AA Eindhoven (NL). TZENG, Tzungren; Prof. Holstlaan 6, NL-5656 AA Eindhoven (NL). (74) Agent: DE HAAS, Laurens, J.; Internationaal Octrooibureau B.V., P.O. Box 220, NL-5600 AE Eindhoven (NL).		(81) Designated States: JP, KR, European patent (AT, BE, CH, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE). Published <i>With international search report. Before the expiration of the time limit for amending the claims and to be republished in the event of the receipt of amendments.</i>

(54) Title: METHOD AND APPARATUS FOR BUS ARBITRATION WITH WEIGHTED BANDWIDTH ALLOCATION

(57) Abstract

A method and apparatus for bus arbitration with weighted bandwidth allocation are described. Each bus agent is assigned a weight that governs the percentage of bus bandwidth allocated to the agent. An agent is granted control of the bus base, at least in part, upon its weight. The weight corresponds to the number of arbitration states assigned to the agent, where each state represents a grant of bus control. If a first agent is assigned a weight W and all agents together are assigned a total weight Z, an arbiter guarantees bus control to the first agent for at least W arbitrations out of Z arbitrations in which the first agent requests bus control. By employing this scheme, the first agent is guaranteed a fraction W/Z of the bus bandwidth. To ensure flexibility of bandwidth allocation, the weight may be programmed using conventional memory-mapped techniques. The arbitration scheme of the present invention can be split into multiple levels of hierarchy, where arbitration at each level is controlled by an independent state machine. When an agent wins arbitration at one level, it is passed to the next higher level where it competes with other agents at that level for bus access. A bus agent may also raise the priority of its request based upon the urgency of the request. If a low priority request is not acknowledged after the expiration of a predetermined waiting period, then the agent raises the request to a high priority request. The waiting period is selected so that the agent will be guaranteed access to the bus within a worst case latency period after asserting a request.



특1999-0067681

(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(51) Int. Cl.
G06F 13/36

(11) 공개번호 특1999-0067681
(43) 공개일자 1999년06월25일

(21) 출원번호	10-1998-0703710	(87) 국제공개번호	WO 1998/12645
(22) 출원일자	1998년 05월 18일	(87) 국제공개일자	1998년 03월 26일
변역문제출일자	1998년 05월 18일		
(86) 국제출원번호	PCT/IB1997/00876		
(86) 국제출원출원일자	1997년 07월 15일		
(81) 지정국	EP 유럽특허 오스트리아 벨기에 스위스 독일 덴마크 스페인 프랑스 영국 그리스 이탈리아 룩셈부르크 모나코 네덜란드 포르투갈 스웨덴 국내특허 : 아일랜드 일본		
(30) 우선권주장	8/715,946 1996년 09월 19일 미국(US)		
(71) 출원인	코닌클리케 필립스 일렉트로닉스 엔.브이. ... 요트.게.아. 롬페즈 네덜란드왕국, 마인드호펜, 크로네보르스베그 1 아름.아이노		
(72) 발명자	네덜란드, 마아.마인드호펜 5656, 홀스트란 6 헝.츨렌 네덜란드, 마아.마인드호펜 5656, 홀스트란 6 이방호		
(74) 대리인			

심사청구 : 없음

(54) 가중된 대역폭 할당에 의한 버스 중재 방법 및 장치

요약

가중된 대역폭 할당에 의한 버스 중재를 위한 방법 및 장치를 개시한다. 각 버스 에이전트는 그 에이전트에 할당된 버스 대역폭의 퍼센티지를 제어하는 가중치를 지정받는다. 에이전트는 적어도 부분적으로 그 가중치에 의거하여 버스의 제어를 허가받는다. 가중치는 그 에이전트에 지정된 중재 상태의 수에 상응하고, 각 상태는 버스 제어의 허가를 나타낸다. 제 1 에이전트가 가중치 4로 지정되고 모든 에이전트가 함께 총 가중치 2로 지정된 경우, 중재기는 그 제 1 에이전트가 버스 제어를 요구하는 2 중재중에서 적어도 1 중재간에 제 1 에이전트에 대한 버스 제어를 보장한다. 이 기구를 채택함으로써, 제 1 에이전트는 버스 대역폭의 4/2 부분만큼 보장된다. 대역폭 할당의 플렉시빌리티를 보장하기 위해, 가중치는 통상의 메모리 매핑 기법을 이용하여 프로그래밍될 수 있다. 본 발명의 중재 기구는 복수 레벨의 등급으로 구분되고, 각 레벨에서의 중재는 독립적인 상태 기구에 의해 제어된다. 에이전트가 1레벨에서 중재간에 우선권을 획득한 경우에, 다음의 높은 레벨로 패스되어 그 레벨에서 버스 접근을 위해 다른 에이전트와 경쟁한다. 버스 에이전트는 또한 요구의 긴급성에 의거하여 그 요구의 우선 순위를 할당할 수 있다. 낮은 우선 순위의 요구가 소정의 대기 기간의 경과 후에도 허가되지 않았다면, 에이전트는 그 요구를 높은 우선 순위의 요구로 절상한다. 대기 기간은 그 에이전트가 요구를 표명한 후, 최악의 경우의 대기 시간의 기간내에는 버스에 대한 접근을 보장받도록 선택된다.

본체서

기술분야

본 발명은 청구항 1의 전제부에 따른 정보 처리 디바이스에 관한 것이다. 또한, 본 발명은 버스에 접속된 에이전트간의 중재를 위한 장치(arbiter)와 버스에 접속된 에이전트간을 중재하기 위한 방법에 관한 것이다.

배경기술

멀티미디어 소프트웨어에 관한 관심은 고대역폭, 실시간 데이터 전송을 다루기 위한 컴퓨터 시스템에 대한 요구와 함께 증대되고 있다. 멀티미디어 시스템은 고도의 사용자와의 실시간 대화에 의해서 대부분의 고전적인 컴퓨팅 시스템과는 구별된다. 이 대화식 시스템은 입력/출력(I/O) 디바이스를 통해 완성되며, 그들중 일부는 비교적 단시간내에 대용량 데이터(예컨대, 비디오 데이터)를 전달해야 할 필요가 있다. 컴퓨터 시스템은 공유 데이터 리소스(resource)를 요구하는 이들 I/O 디바이스와 다른 기능 유닛간의 경쟁을 관리해야 할과 아울러 I/O 디바이스와 다른 프로세서 구성 요소의 실시간 데이터 전송의 억제제 동시에 만족되도록 보장해야 할 필요가 있다.

데이터는 컴퓨터 버스에 의해 각종 컴퓨터 구성 요소와 주변 디바이스간에 통신된다. 버스는 CPU, 각종 개시 및 주변 인터페이스를 서로 접속하기 위해 마이크로프로세서 칩에 내장될 수 있다. 또한, 각종 메

모리와 1/20 유닛 및/또는 프로세서들 멀티프로세서 시스템에 함께 접속하는 버스가 마이크로프로세서 칩에 외장될 수 있다. 예컨대, 프로세서는 메모리를 데이터와 명령의 소스로서 그리고 결과를 기억하는 수신지로서 채택할 수 있다. 프로세서는 또한 1/20 디바이스를 외부와 통신하기 위한 리소스로서 취급할 수 있고, 버스를 그들 자체와 메모리 또는 1/20 디바이스간의 통신 경로로서 채택할 수 있다.

버스 에이전트(CPU와 같은 버스에 접속된 디바이스)가 다른 에이전트와 통신하기를 희망하는 경우, 제 1 에이전트는 버스상에 신호를 보내고 제 2 에이전트는 이에 응답한다. 이들 신호는 어드레스 또는 식별 신호로서 송신된다. 통신을 개시하는 에이전트는 마스터라 하고, 그에 응답하는 에이전트는 슬라브라 한다. 어떤 에이전트는 마스터로서만 기능하고, 어떤 에이전트는 슬라브로서만 기능하며, 어떤 것들은 마스터 또는 슬라브로서 기능한다. 마스터에 의한 슬라브의 주소 지정이 슬라브에 의해 확인되면, 다음에는 데이터 전송 경로가 성립된다.

그러나 1회에 1개의 에이전트만이 버스를 통해 통신할 수 있다. 2개의 에이전트가 버스에 대한 접근을 동시에 시도하는 경우, 중재 기구 또는 프로토콜은 에이전트에 버스에 대한 접근이 허가되었는지를 판단한다. 통상의 버스 중재 기구는 보통 에이전트들간의 고정된, 불변의 우선 순위를 지정한다. 각 에이전트는 중재의 각 라운드후와 동일한 고정된(unique) 우선순위를 지정받는다. 이 기구에서는 낮은 우선 순위의 디바이스가 빈번히 각 중재 시도간에 높은 우선 순위의 디바이스와 경쟁하더라도 낮은 우선 순위의 디바이스는 거의 버스 제어를 허가받을 수 없다. 이 불공정은 라운드-로빈(round-robin) 중재 기구에 의해 해결될 수 있다. 즉 이 기구에서는 중재에서 선정된 에이전트에 대해 버스 접근이 허가된 후에는 매우 낮은 우선 순위로 다시 지정되므로, 그 에이전트와 앞서서 일시간 주기동안에 낮은 우선 순위였던 에이전트와의 경쟁을 회피할 수 있다.

어떤 컴퓨터 시스템은, 최소한 마이크로프로세서 기술로서, 버스 에이전트를 클래스(class)로 나눈 혼합된 중재 기구를 구현하며 이때 각 클래스는 다른 우선 순위를 갖는다. 1개의 클래스에서 디바이스들은 동일한 우선 순위를 갖고 일반적으로 라운드-로빈 방식의 동등한 기회 방식으로 버스에 접근하도록 되어 있다. 넓은 대역폭과 짧은 대기 시간(요구와 버스 제어의 허가간에 기다리는 시간)을 요구하는 디바이스는 그 디바이스에 최소의 대역폭과 최대의 대기 시간이 할당되는 것을 보장하기 위해 적당한 우선 순위의 클래스에 지정되어야 할 필요가 있다. 이 혼합된 중재 기구가 비교적 정교하다고 하지만, 이 기술을 이용하여 버스 대역폭의 적당한 할당을 보장하는 것은 복잡하고 인플렉시블(inflexible)하다. 따라서 특정 환경의 대역폭 요구에 보다 쉽게 적용될 수 있는 보다 플렉시블(flexible)한 시스템이 요구된다.

본 발명의 상세한 설명

본 발명에 의한 정보 처리 디바이스는 청구항 1의 특징부에 의해 특징된다. 각 버스 에이전트에는 그 에이전트에 할당된 버스 대역폭의 퍼센티지를 조절하는 가중치(weight)가 할당된다. 에이전트에는 적어도 부분적으로 가중치에 의한 버스의 제어가 허가된다. 가중치는 그 에이전트에 지정된 중재 상태의 수와 대응하며, 각 상태는 버스 제어의 허가를 나타낸다. 제 1 에이전트가 가중치 W를 지정받고 모든 에이전트들이 총 가중치 Z를 함께 지정받는 경우, 본 발명의 중재 장치는 Z 중재중에서 적어도 W의 중재중에 버스 제어를 요구하는 제 1 에이전트에 버스 제어를 보장한다. 이 기구를 채택함으로써, 제 1 에이전트에는 버스의 부분대역폭 W/Z 이 보장된다. 대역폭 할당의 플렉시빌리티(flexibility)를 보장하기 위해, 가중치는 통상의 메모리 매핑 기법을 이용하여 프로그래밍될 수 있다.

본 발명의 중재 기구는 복수의 레벨의 등급으로 구분될 수 있고, 각 레벨에서의 중재는 독립 상태 기구에 의해 제어된다. 에이전트가 1레벨에서 중재중에 우선권을 획득한 경우, 그 에이전트는 다음의 높은 레벨로 패스되며 그 레벨에서 다른 에이전트와 버스 접근을 위해 경쟁한다. 예컨대, 제 1 에이전트가 상응하는 제 2 레벨인 레벨 2에 속해 있다면 그 제 2 레벨에서 우선권을 획득하고 다음에 제 1 에이전트는 레벨 2의 우선 순위인 제 1 레벨의 레벨 1에서 중재를 얻기 위해 경쟁할 것이다. 제 1 에이전트와 모든 다른 레벨 2의 에이전트는 레벨 2의 우선 순위와 가중치를 지정받는다. 레벨 2에서 우선권을 획득하기 위해서는 제 1 에이전트가 레벨 2의 에이전트들이 표명하는 요구중에서도 높은 레벨 2의 우선 순위를 가지고 있어야 한다. 일반적으로, 제 1 에이전트가 대응하는 k 번째 레벨에 속해있다면 k 번째 레벨의 가중치를 지정받고, 다음에 제 1 에이전트는 Wk에 근거하여 적어도 일부분, 버스의 제어를 허가받는다. 특히, k 번째 레벨의 모든 에이전트가 총 가중치 Zk를 지정받는 경우, 제 1 에이전트는 제 1 에이전트가 버스 제어를 요구하고 k 번째 에이전트가 버스 제어를 획득하는 Zk 중재 중에서 적어도 Wk의 중재에 대해서 버스 제어를 보장받게 된다. 그 가중치 Wk는 k 번째 레벨에서의 총 중재 상태 Zk중에서 적어도 k 번째 레벨에서의 Wk 중재 상태에 대응한다. 이 기구는 k 번째 레벨에서 부분 대역폭 Wk/Zk를 제 1 에이전트에 보장한다.

제 1 에이전트가 레벨 2의 우선권을 획득한 경우에는 레벨 2의 승리(winner) 에이전트로서 레벨 1로 패스된다. 레벨 1에서, 레벨 2의 승리 에이전트와 모든 다른 레벨 1의 에이전트가 레벨 1의 우선 순위와 가중치로 지정된다. 레벨 2의 승리 에이전트, 예컨대 레벨 2의 에이전트 클래스에 속하나 레벨 1로 패스되어 제 1 에이전트에 지정된 레벨 1의 우선 순위와 가중치는 중재 라운드에서 우선권을 획득한 특정 레벨 2의 에이전트에는 지정되지 않는다. 레벨 2의 승리 에이전트가 레벨 1의 에이전트들이 표명하는 요구중에서 가장 높은 레벨 1의 우선 순위를 갖고 있다면, 다음에 레벨 2의 승리 에이전트는 레벨 1에서 우선권을 획득하고 버스의 제어를 허가받는다.

본 발명은 또한 버스 에이전트가 버스 요구에 대한 긴급성에 의거하여 그 요구의 우선 순위를 절상(raise)하도록 하고 있다. 본 발명에 의하면, 버스 에이전트는 그 요구의 우선 순위를 낮게 또는 높게 표시할 수 있다. 버스 에이전트가 데이터 전송을 개시하고자 하는 경우, 처음에는 조정가능한 낮은 우선 순위의 요구를 표명한다. 그 요구가 소정의 대기 시간의 경과 후에도 허가되지 않으면, 계속해서, 그 에이전트는 상기 요구의 우선 순위를 높게 한다. 일반적으로, 높은 우선 순위의 요구가 승인될 때까지의 최악의 경우의 대기 시간의 기간은 특정 컴퓨터 시스템에 알려지므로, 대기 기간내에 에이전트의 요구가 선택되고 그 에이전트는 요구를 표명한 후의 최악의 경우의 대기 시간의 기간내에 버스에 대한 접근을 보장받게 될 것이다. 본 발명의 이 우선 순위 절상 기법은 어떠한 중재 기구여도 채택될 수 있고, 특히 위에서 설명한 가중된 중재 기구에서도 채택될 수 있다.

도면의 간단한 설명

- 도 1은 본 발명의 종래 기구를 채택한 컴퓨터 시스템을 도시하는 도면.
 도 2는 본 발명의 주 메모리 인터페이스의 기능 블록도.
 도 3은 본 발명의 우선 순위의 절상 기능을 행하기 위한 버스 에이전트의 주요 기능 블록도.
 도 4는 통상의 라운드-로빈 종재 방식을 설명하는 상태도.
 도 5는 도 4의 라운드-로빈 종재 방식에 본 발명의 우선 순위 절상 기능을 혼용한 것을 설명하는 도면.
 도 6은 본 발명에 의한 가중된 라운드-로빈 종재 방식을 설명하는 상태도.
 도 7은 본 발명에 의한 가중된 라운드-로빈 종재 방식의 다른 실시예를 설명하는 상태도.
 도 8은 도 6의 가중된 라운드-로빈 종재 방식에 우선 순위의 절상을 혼용한 것을 설명하는 도면.
 도 9는 본 발명에 의한 계층 구조의 종재를 설명하는 도면.
 도 10은 본 발명에 의한 계층 구조의 종재에 관한 상태도.

실시예

본 발명은 버스 대역폭을 버스 에이전트에 플렉시블하게 할당하는 버스 종재 기구를 제공한다.

도 1은 본 발명의 종재 기구를 내장한 컴퓨터 시스템의 일 실시예의 주요 기능 블록을 설명한다. 마이크로프로세서 칩(100)이 주 메모리 버스(104)에 의해 주 메모리 디바이스(102)에 연결되어 있다. 주 메모리(102)는 동기 DRAM(SDRAM)으로서 구현될 수 있다. 마이크로프로세서 칩(100)은 명령 캐시(108)와 데이터 캐시(110)가 내장된 중앙 처리 유닛(CPU)(106)을 포함한다. CPU(106)와 그 각 캐시는 내부 CPU 버스(112)에 의해 온-칩 구성 요소와 통신한다. 주 메모리 인터페이스(114)는 각종 온-칩 기능 유닛의 종재를 내부 버스(112)의 제어를 위해 제어하고, 내부 버스(112)와 주 메모리(102)간의 데이터 전송을 조절한다.

복수의 온-칩 유닛은 멀티미디어 프로세싱에서 이용된 I/O 인터페이스를 제공한다. 비디오 입력 유닛(116)은 버스(112)와 주 메모리 인터페이스(114)를 통해 주 메모리(102)에 저장하기 위해 전송될 수 있는 오프-칩 비디오 데이터를 수신한다. 비디오 출력 유닛(118)은 칩(100)에서 비디오 디스플레이(도시하지 않음)와 같은 외부 I/O 유닛으로의 비디오 데이터 출력을 전송한다. 유사하게, 오디오 입력 유닛(120)은 오디오 데이터의 칩(100)으로의 전송을 다루는 반면에, 오디오 출력 유닛(122)은 칩(100)으로부터 사운드 카드(도시하지 않음)와 같은 오프-칩 오디오 유닛으로의 오디오 데이터의 전송을 조절한다.

마이크로프로세서는 이미지 부처리기(co-processor)(124)를 더 포함하며, 그 이미지 부처리기(124)는 복잡한 이미지 처리 태스크를 행하거나 장시간동안 CPU(106)를 점유할 것이다. VLD(가변 길이 디코드) 부처리기(126)는 암호화되는 비디오 데이터의 압축 산출을 위해 이용되는 MPEG 알고리즘의 계산의 속도를 증가시키기 위해 이용된다. 또한, PCI(주변장치 연결 규격) 인터페이스 유닛(128)은 온-칩 유닛이 PCI 버스에 접속되도록 한다. 최종적으로, 부트 유닛(130)은 파워-업 또는 리셋시에 외부 EPROM으로부터 부트 루틴을 주 메모리(102)에 로드한다.

도 2는 주 메모리 인터페이스(114)의 기능 블록도이다. 이 주 메모리 인터페이스(114)는 메모리 제어기(200)와 종재기(202)를 포함한다. 이 종재기(202)는 내부 CPU 버스(112)에 접근하기 위해 경쟁하는 버스 에이전트들 어느 버스 에이전트가 버스(112)의 제어를 허가 받는지를 판정한다. 메모리 제어기(200)는 그 에이전트와 다른 버스 에이전트 또는 주 메모리(102)간의 데이터 전송을 조절한다.

전반적인 프로토콜

내부 버스(112)에서 주 메모리로의 전송을 행하기 위해 본 발명에 의해 채택된 전반적인 프로토콜은 다음과 같은 실시 형태로서 설명할 수 있다.

1. 버스 마스터는 버스(112)의 제어 요구를 표명한다. 아래 설명된 바와같이, 본 발명은 2개의 요구 신호를 채택하고 있다: 높은 우선 순위 요구 REQ_HI 와 낮은 우선 순위 요구 REQ_LO. 메모리 제어기(200)는 START 신호를 생성하여 전송을 개시할 준비가 되었음을 표시하고, 종재기에 종재를 요청한다.
2. 동일 주기 또는 그 이후에, 종재기(202)는 허가 신호 ACK를 버스 마스터에 공급하는 것에 의해 버스 마스터에 응답한다. 이 신호는 내부 버스(112)를 사용해도 좋고 상기 요구를 처리할 것임을 표시한다. 버스가 사용중인 경우에는 허가가 지연될 것이다. 유사하게, 종재기(202)는 요구가 수신되고 성공적으로 종재된 후에 RAM_ACK 신호를 메모리 제어기(200)에 공급한다.
3. 종재 요청 수단은 어드레스를 3-상 어드레스 버스상으로 전송하여 ACK 신호에 응답한다. 이 버스는 모든 다른 버스 에이전트에 공유된다. 이 어드레스는 전송과 관련된 주 메모리 어드레스를 나타낸다. 동시에, 종재 요청 수단은 모든 다른 버스 에이전트에 공유되는 3-상 오퍼코드(opcode) 버스를 이용하여 전송 타입(판독 또는 기록)을 표시한다. 종재기(202)는 이 주기에서 ACK 신호의 공급을 중단한다.
4. ACK의 공급 중단 이후, 종재 요청 수단은 요구 신호의 공급을 중단하나, 어드레스와 오퍼코드 신호는 전송 신호가 공급될 때까지 공급이 유지된다.
5. 주 메모리의 대기 시간의 기간이후, 메모리 제어기(200)는 전송 신호를 공급한다. 전송 신호는 ACK 신호의 다음의 1주기에 또는 그 후에 공급될 수 있다.
6. 전송후 1주기에서는 데이터 블록의 제 1 워드가 데이터 에이전트와 주 메모리(102)간의 데이터 버스에 의해 전송된다. 이 주기에서는 모든 제어 신호가 공급되고 있지 않고, 어드레스와 오퍼코드 버스들은

3-상(tri-stated)된다.

7. 후속하는 주기에서는, 워드 시퀀스의 전송이 버스 에이전트와 주 메모리(102)간의 블록 전여분의 전송을 완료하기 위해 발생한다. 블록 크기는 일정하고 메모리 제어기(200)와 버스 에이전트의 설계에서 하드-코드(hard-code)된다. 전송 순서는 오피코드 신호(판독 또는 기록)에 의해 제공된다. 따라서, 버스 에이전트와 메모리 제어기(200)에 블록의 크기와 전송 순서가 알려지기 때문에, 더 이상의 어떤 핸드셰이킹(handshaking)도 필요치 않으므로 버스 트랜잭션(transaction) 처리가 완료된다.

메모리 매핑 방식의 I/O 전송을 조절하기 위한 프로토콜은 본질적으로는 주 메모리 전송을 위한 것과 같다. 메모리 매핑 방식의 I/O 전송의 일례는 데이터 캐시(110)와 비디오 입력 유닛(116)의 제어 레지스터 간의 전송이다. 메모리 매핑 방식의 I/O의 경우에, 메모리 제어기(200)는 ACK 이후 MMIO 신호(도시하지 않음)를 공급하여 버스(112)상의 모든 디바이스에 MMIO 트랜잭션이 개시될 것임을 나타낸다. MMIO가 공급된 후에는 모든 MMIO 디바이스가 버스(112)상의 어드레스를 검사하여 주소가 지정되고 있는지를 판정한다. 주소 지정된 디바이스는 MMIO-REPLY 신호(도시하지 않음)를 중재기에 공급하여 MMIO 전송을 완료할 준비가 되었음을 표시한다.

우선 순위의 증가

이 적절한 백그라운드에서 본 발명의 우선 순위의 증가기능을 이하에서 설명한다. 일반적으로, 최상의 CPU 성능은 캐시의 적중 실패(miss)에 내부 버스(112)의 I/O 트래픽에 대한 우선권을 지정하는 경우에 얻어진다. 그러나, 캐시의 우선 순위는 경쟁하는 I/O 유닛의 실시간 억제에 대해 밸런스(balance)를 필요로 한다. 예컨대, 비디오 출력 디바이스는 최대 최악의 경우의 대기 시간의 기간내에는 외부 디스플레이에 고품질의 이미지를 제공하기 위해 버스의 제어를 허가받아야 할 필요가 있다.

도 3은 본 발명의 우선 순위 증가 기능을 행하기 위한 버스 마스터(300)의 주요 기능 블록을 예시한다. 버스 마스터(300)에서 관련 블록은 타임-아웃 레지스터(302), 타이머 회로(304) 및 제어 논리 회로(06)를 포함한다. 타임-아웃 레지스터(302)는 타임-아웃 값을 저장한다. 타임-아웃 레지스터(302)는 고정된 타임-아웃 값을 저장할 수 있거나 통상의 메모리 매핑 방식의 기법에 의해 프로그래밍될 수 있다.

본 발명의 컴퓨터 시스템에서 I/O 디바이스 또는 다른 유닛은 그 요구의 우선 순위가 낮아지는지 높아지는지를 표시할 수 있다. 이미지 부처리기에서와 같은 캐시 요구와 긴급한 I/O 요구는 높은 우선 순위로 지정되어야 한다. 캐시 요구보다 낮은 우선 순위의 I/O 요구는 낮은 우선 순위로 지정될 것이다. 낮은 우선 순위의 버스 에이전트(300)가 데이터 전송을 개시하기를 희망하는 경우, 제어 유닛(306)은 처음에는 조정가능한 낮은 우선 순위의 요구 REQ-LO를 공급한다. 제어 유닛(306)은 동시에 타이머(304)에 캐시 신호를 공급하여 타이머(304)가 카운트다운을 시작한다. 타임-아웃 또는 타임-아웃 레지스터에 기록된 대기 기간은 에이전트(300)가 요구의 표명후에 최악의 경우의 대기시간의 기간내에 버스에 대한 접근을 보장하도록 선택된다. 타임-아웃 기간은 전형적으로는 프로세서의 클럭 주기로 표현되고, 높은 우선 순위의 요구가 우선권을 획득하는 최악의 대기 시간보다 짧은 최악의 경우의 대기 시간 기간으로서 선택된다.

중재기(202)로부터 어떤 허가도 타임-아웃 기간내에 수신되지 않았다면, 다음에는 타이머(304)가 타임-아웃 신호를 제어 유닛(306)에 공급한다. 이에 응답하여, 제어 유닛(306)은 우선 순위 요구 REQ-HI로 상기 요구의 순위를 증가시킨다. 일반적으로, 라운드-로빈과 같은 중재 기구에서, 에이전트(300)는 이때 다른 높은 우선 순위의 디바이스에 대해 우선권을 획득할 것이다. 전형적인 경우 다른 디바이스는 에이전트(300)보다도 먼저 버스 접근이 허가될 것이므로, 그들 디바이스는 라운드-로빈 알고리즘에 의해 에이전트(300)보다 낮은 우선 순위에서 순환된다. 또한, 에이전트(300)에서의 높은 우선 순위의 요구가 낮은 우선 순위의 요구에 대해 우선권을 획득함을 물론이다. 따라서 우선 순위의 증가는 최악의 경우의 대기 시간의 기간내에 에이전트(300)의 버스 접근을 보장한다.

우선 순위의 증가는 어떠한 중재 기구에서도 채택될 수 있다. 예컨대, 도 4 및 도 5는 라운드-로빈 중재에서 우선 순위의 증가를 예시한다. 도 4는 중재 라운드-로빈 중재를 나타내는 도면이다. 상태A에서, 버스 에이전트(A)는 버스의 제어를 갖고 있는 반면에 상태B에서는 버스 에이전트(B)가 제어를 갖고 있다. 상태A에서 상태B로의 아크(arc)는 에이전트(A)가 버스 제어를 갖고 있고 에이전트(B)에서 버스 요구가 표명될 때, 상태B로의 천이가 발생함을 표시하고 있다. 즉, 버스의 제어가 에이전트(A)에서 에이전트(B)로 패스됨을 나타낸다. 중재가 상태A에 있고 에이전트(A)가 요구를 표명하고 있는 반면에 에이전트(B)는 요구하고 있지 않다면 에이전트(A)가 버스의 제어를 유지한다. 중재가 상태A에 있고 두 에이전트(A, B)가 요구를 표명할 때는 버스의 소유권이 에이전트(B)로 이전되므로, 소유권의 공정한 배정이 이루어진다.

라운드-로빈 기구 또는 어떤 다른 기구의 중재 상태 천이는 우선 순위와 관해서 고려될 수 있다. 도 4를 참조하면, 상태A에서 에이전트(B)가 에이전트(A)보다 높은 라운드-로빈 우선 순위를 갖고 있을 때, 즉 두 에이전트(A, B)가 버스 요구를 표명한다면, 이때 버스의 소유권은 에이전트(B)로 이전된다. 이 천이(transition)후에, 제어가 허가된 에이전트(B)는 우선 순위에서 보다 낮은 라운드-로빈의 우선 순위에서 대기하게 된다. 결과적으로 이제 높은 라운드-로빈 우선 순위가 에이전트(A)에 지정되고 두 에이전트(A, B)가 요구를 표명하는 경우에 에이전트(A)가 버스의 제어를 획득할 것이다. 이 방식에서, 라운드-로빈 기구는 각 중재후에 라운드-로빈 우선 순위를 로테이팅(rotating)하는 것으로 간주될 수 있다.

도 5는 도 4의 간단한 라운드-로빈 방식의 예에서 우선 순위의 증가를 채택한 것을 예시한다. 버스 에이전트(A)가 고정된 높은 우선 순위로 지정되었다고 하다. 예컨대, 버스 에이전트(A)는 명령 캐시 또는 데이터 캐시일 수 있으며, 그리고 최적의 CPU 성능을 달성하기 위해 최소의 대기 시간을 가질 것이다. 또한, 버스 에이전트(B)는 도 3에 도시한 바와같은 우선 순위 증가 회로를 내장한 I/O 디바이스이다.

도 5를 참조하면, 에이전트(A)가 버스의 제어를 갖고 에이전트(B)가 낮은 우선 순위의 요구를 표명하고 반면에 에이전트(A)는 요구를 표명하고 있지 않은 경우에는, 에이전트(B)는 우선권을 획득하고 버스의 제어를 허가받는다. 그러나, 에이전트(A)가 버스의 제어를 갖고 있고 에이전트(B)가 낮은 우선 순위의 요구를 표명하고 있는 반면에 에이전트(A)는 높은 우선 순위의 요구를 표명하고 있다면, 에이전트(A)가 다시 버스의 제어를 허가받는다. 이 상황은 많은 중재 주기내에서 계속될 수 있다. 즉, 에이전트(B)는 버스에 대한 접근을 차단당한다. 우선순위 증가 기구에 의하면, 소정 대기 기간이후, 에이전트(B)는 버스

요구를 높은 우선 순위의 요구로 증가시킬 것이다. 그 때, 에이전트(A,B)는 라운드-로빈 기구에서 동등하게 경쟁할 것이고, 제어는 에이전트(A)가 높은 우선 순위의 요구를 동시에 표명하게 되더라도 에이전트(B)로 패스될 것이다.

본 예에 의하면, 일반적으로 에이전트(A)가 높은 우선 순위의 요구를 표명하고 반면에 에이전트(B)가 낮은 우선 순위의 요구를 표명하는 경우 에이전트(A)가 우선권을 획득하는 것을 알 수 있다. 두 에이전트(A,B)가 동등한 우선 순위의 요구를 표명하는 경우에는 통상의 방식으로 중재가 해결된다. 다른 방식에서 살펴보면, 두 에이전트(A,B)가 높은 우선 순위의 요구를 표명하고 있는 경우에는 에이전트(B)가 우선권을 획득하고 두 에이전트(A,B)가 낮은 우선 순위의 요구를 표명하고 있었다면 에이전트(B)가 우선권을 획득하였을 것이다.

가중 라운드-로빈 방식의 중재

우선 순위 절상 방식은 본 발명의 중재 기구에서 채택된 단지 1가지 기술일 뿐이고, 여기에 더하여, 또는 별개의 대안적인 것으로서, 본 발명은 버스 에이전트의 대역폭과 대기 시간 요구를 달리하는 사실을 고려하여 통상의 라운드-로빈 기구를 수정한 것이다. 위에서 논의한 바와같이, 캐시는 버스 대역폭의 많은 몫을 할당받아야 하므로 대기 시간이 최소가 되기 때문에, 최상의 CPU 성능은 캐시의 적중 실패에 버스로의 매우 높은 우선 순위의 접근을 부여할 때 얻어진다. 대조적으로, 오디오 디바이스는 비교적 낮은 대역폭에서 동작하고 데이터 전송을 위해 비교적 오랜 시간을 대기할 수 있다.

본 발명의 다른 실시예에 의하면, 버스 에이전트의 우선 순위는 그 에이전트가 라운드-로빈 중재간에 대역폭의 상이한(unequal) 몫을 할당받도록 가중된다. 도 6은 가중 방식의 라운드-로빈 중재를 설명하는 상태도이며 버스 에이전트(A)에는 버스 에이전트(B)의 대역폭보다 2배의 대역폭이 할당된다. 통상의 라운드-로빈 기구에 의하면, 버스 에이전트(A)는 제 1 중재 라운드에서 우선권을 획득한 경우에 낮은(바람직하게는 가장 낮은) 라운드-로빈 우선 순위로 다시 지정될 것이다. 그러나, 도 6의 예에서는, 버스 에이전트(A)가 가중치 2로 지정되어 있다. 이 더블(double) 가중치는 버스 에이전트(A)가 3개의 상태 천이도(A1, A2 및 B)에 의해 나타난 3회의 라운드중에서 총 2회의 중재 라운드간에 높은 우선 순위의 상태를 유지할 수 있다는 것을 표시한다. 따라서, 버스 에이전트(A)가 제 1 중재 라운드(상태 A1)에서 우선권을 획득한 후, 다음에는 버스 에이전트(A)가 다시 버스에 대한 접근을 요구한 경우(상태 A2), 버스 에이전트(A)는 제 2 중재 라운드에서 우선권을 획득할 것이다. 그러나, 이 제 2 라운드간에, 에이전트(A)가 버스에 대한 접근을 요구하지 않고 에이전트(B)가 요구한 경우에는 버스 에이전트(B)가 제 2 중재 라운드에서 우선권을 획득할 것이다. 에이전트(A)는 가중치 2로만 지정되었기 때문에, 상태 A2의 이후(여기서 에이전트(A)가 2회의 라운드간의 중재에서 우선권을 획득한다), 에이전트(B)가 버스에 대한 접근을 요구하는 경우, 다음 중재 라운드에서는 에이전트(B)가 우선권을 얻을 것이다. 일반적으로, 버스 에이전트에 지정된 총 가중치가 2인 경우, 이 때 가중치 2를 갖는 에이전트는 그 에이전트가 버스에 대한 접근을 요구하고 있다면 2 중재 라운드 중에서 적어도 2 중재 라운드간에 높은 우선 순위로 지정될 것이다.

도 7은 본 발명의 가중 방식의 라운드-로빈 중재 기구의 보다 복잡한 구현 형태를 설명하는 상태도이다. 버스 에이전트(A, B 및 C)는 비율 2:1:1에 따라 비례적으로 가중되어 있다. 모든 에이전트가 버스 접근을 요구한다고 하면, 상태 천이의 순서는 A1, B, A2, C이다. 여기서, 총 가중치 2는 4이다. 이 가중에 의해서, 에이전트(A)는 버스 제어를 요구하고 있다는 가정하에서 4회의 중재 라운드중에서 적어도 2회의 라운드에 대해 높은 우선 순위를 유지할 수 있다.

가중 방식의 라운드-로빈 중재는 본 발명의 우선 순위의 증가 양상을 검할 수 있다. 도 8은 도 6의 가중 방식의 라운드-로빈 중재에 우선 순위 증가 기법을 혼용한 것을 설명한다. 도 6의 경우에는, 에이전트(A)가 1개의 단일 레벨의 우선 순위만을 표명할 수 있었고, 에이전트(A,B)가 상태 A1에서 시작 요구를 표명한다면, 다음에는 상태 A2로의 천이를 통해 우선권을 획득한다. 그러나, 도 8에 의하면, (조정 가능한) 낮은 우선 순위로부터 그 우선 순위를 올린 후, 에이전트중 하나가 높은 우선 순위의 요구를 표명하게 되고 다른 에이전트는 어떤 요구 또는 낮은 우선 순위의 요구도 표명하고 있지 않다면, 이 때에는 높은 우선 순위에서 버스 접근을 요구하는 에이전트가 중재 라운드에서 우선권을 획득할 것이다. 예컨대, 상태 A1의 경우에는 에이전트(B)가 조정 가능한 낮은 우선 순위의 요구를 높은 우선 순위의 요구(BH)로 절상하고 에이전트(A)가 어떤 요구도 표명하고 있지 않거나 또는 낮은 우선 순위의 요구(AL)를 표명하고 있다면, 에이전트(B)가 중재에 대해 우선권을 획득한다. 마찬가지로, 상태 A2에서 에이전트(A)가 높은 우선 순위의 요구(AH)를 표명하고 에이전트(B)가 어떤 요구도 표명하지 않거나 낮은 우선 순위의 요구(BL)를 표명하고 있는 경우, 이 때 에이전트(A)는 도 6의 라운드-로빈 기구에 의해서는 중재가 상태 B로 천이되었을 것이다, 상태 A2를 유지한다. 에이전트(A,B)가 동일한 우선 순위 레벨의 요구를 표명하는 경우에, 중재는 도 6의 상태 천이도를 따른다. 또한, 낮은 우선 순위의 요구라도 표명하는 에이전트는 물론 어떤 다른 에이전트가 어떤 요구라도 전혀 표명하고 있지 않다면 중재에서 우선권을 획득한다.

중재의 계층화(Arbitration Hierarchy)

본 발명의 중재 기구는 도 9에서 도시한 바와같이 복수의 레벨의 등급으로 나누어 질 수 있다. 각 레벨의 등급은 도 10에서 일반적으로 예시한 바와같이 독립적인 중재 상태 기구를 구성한다. 디바이스가 1레벨의 중재간에 우선권을 획득했을 때, 다음 레벨로 패스되어 버스 접근을 위해 그 레벨에서의 다른 디바이스와 경쟁한다. 이 과정은 가장 높은 레벨의 중재까지 계속되고 에이전트는 마침내 버스의 제어를 획득한다.

도 9는 본 발명에 의한 가중된 라운드-로빈 방식의 4레벨 중재 등급의 일례를 설명한다. 도 1의 각 디바이스는 한 등급의 레벨로 지정되고 그 지정된 레벨에서 가중된다. 메모리와 매핑된 I/O(MMIO), 데이터 캐시와 명령 캐시 디바이스는 바람직하게는 캐시 중재가(900)의 제어하에 서로 고정된 가중치(즉, 1)로 중재된다. 바람직한 경우에는, 이들 디바이스의 각각은 높은 우선 순위의 요구 REQ_H만을 표명할 수 있다. 레벨 1(902)에서, 캐시 중재에서 우선권을 획득한 디바이스(winner, 승리자)는 1, 2 또는 3의 프로그램 가능한 가중치로 지정된다. 그 캐시 중재의 승리자는 레벨 1에서 버스에 대해 레벨 2의 중재의 승리자와 경쟁하며, 레벨 2의 승리자는 레벨 1(902)에서 프로그래밍 가능한 가중치 1, 2, 또는 3을 갖는다. 레벨 2의 중재간에 채택된 요구는 낮은 우선 순위 또는 높은 우선 순위의 요구일 수 있다.

레벨 2(904)에는 이미지 부처리기(ICP)(124)와 PCI 버스 인터페이스(128)가 포함된다. 이미지 부처리기(124)는 바람직한 경우에는 프로그래밍 가능한 가중치 1, 3, 또는 5로 지정되는 반면에 PCI 버스는 가중치 1로 지정된다. 이들 디바이스는 레벨 3의 중재의 승리자와 경쟁한다. 레벨 2에서, 레벨 3 중재의 승리자는 바람직하게는 프로그래밍 가능한 가중치 1, 3, 또는 5로 지정된다.

레벨 3(906)은 고-대역폭 비디오 디바이스인 비디오-인(116), 비디오-아웃(118)과 VLD 부처리기(126)를 포함한다. 비디오-인 신호의 YUV 비디오 성분은 라운드-로빈 방식의 YUV 중재기(908)에서 중재를 위해 경쟁한다. 마찬가지로, 비디오-아웃 신호의 YUV 성분은 라운드-로빈 방식의 YUV 중재기(908)에서 중재를 위해 경쟁한다. Y-비디오 성분은 바람직한 경우에는 대부분의 비디오 정보를 전달하기 때문에 가중치 2로 지정되는 반면에 U와 V 성분은 각각 가중치 1로 지정된다. 각 혼합된 YUV 신호는 레벨 3(906)에서 가중치 2를 갖는다. 비디오 디바이스는 레벨 3에서 레벨 4의 중재의 승리자와 경쟁하고 그리고 레벨 3의 가중치 1로 지정된다.

레벨 4(912)에는 저-대역폭 디바이스인 오디오 유닛(120, 122)과 부트 유닛(130)이 포함된다. 오디오 유닛과 부트 유닛은 바람직하게는 각각 가중치 1로 지정된다.

도 10은 도 9의 중재 등급의 일부를 보다 상세하게 설명한다. 각 레벨의 중재는 상태 기구에서 구현된다. 프로그래밍 가능한 가중치가 특정 레벨에서 채택된다면, 이 때 그 레벨에서의 중재는 프로그래밍 가능한 상태 기구를 이용하여 구현될 것이다. 프로그래밍 가능한 상태 기구는 당해 분야에 주지된 것이고, 프로그래밍 가능한 논리 어레이(PLA) 또는 유사한 디바이스에서 구현될 수 있다. 고정된 가중치가 희망되는 경우에는 고정된 논리를 채택하여도 좋다. 중재 가중치는 디바이스의 가중치와 동치인 중재 상태 기구에서 다수의 상태 노드를 그 디바이스에 부여하는 것에 의해 지정된다. 프로그래밍 가능한 가중치에 대해, 상태 기구에서 노드는 활성화 또는 비활성화될 수 있다.

도 9와 10의 예에 의하면, 프로그래밍 가능한 가중 방식이 요구되는 대역폭의 큰 변화는 제 1 및 제 2 레벨에서의 디바이스의 타입에서 예상할 수 있다. 적절한 성능은 제 3 및 제 4 레벨의 고정된 가중치를 채택하는 것에 의해 달성될 수 있다. 당업자라면 상태 기구의 프로그래밍 가능한 또는 프로그래밍 불가능한 지 않은 속성은 대역폭의 상이한 변화를 예측하기 위한 설계에 따라 가변될 수 있음을 알 수 있을 것이다.

제 1, 제 2 레벨에서의 디바이스의 가중치와 그 대역폭은 희망하는 가중치를 메모리와 매핑된 대역폭 제어 레지스터(1002)에 기입하는 것에 의해 프로그래밍 될 수 있다. 본 예에서는 대역폭 제어 레지스터(1002)가 4필드(field)를 포함하고 있어 레벨 1(902)에서 캐시 중재의 승리자와 레벨 2의 중재의 승리자의 각각에 대한 가중치와, 레벨 2(904)에서 이미지 부처리기의 가중치 및 레벨 3(906)의 중재의 승리자의 레벨 2(904)에서의 가중치가 선택된다. 위에서 언급한 바와같이, 디바이스의 가중치의 변경은 상태 기구에서 노드를 활성화 또는 비활성화한다. 예컨대, 도 6의 에이전트(A)의 가중치는 노드 A2를 비활성화하는 것에 의해 2에서 1로 변경될 것이므로, 도 4의 상태도의 결과를 초래할 것이다.

도 10은 또한 각 상태 기구로의 요구 선이 일반적으로 높고 낮은 우선 순위의 요구로 구분되어 있음을 설명하고 있다. 낮은 레벨의 중재에서 우선권을 획득한 디바이스와 일치하는 디바이스 식별 번호는 그 디바이스에서의 높은 또는 낮은 우선 순위 요구와 함께 다음 레벨로 패스된다. 도 9에 도시된 모든 요구 선이 도 10에 상세히 도시되어 있지는 않음을 주지하길 바란다.

일반적으로, 도 10의 상태 기구의 각각은 바람직하게는 우선 순위의 절상과 함께 가중된 라운드-로빈 방식의 중재를 행한다. 에이전트가 1레벨의 중재간에 우선권을 획득한 경우, 다음의 높은 레벨로 패스되어 그 레벨에서 중재를 위해 경쟁한다. 예컨대, 이미지 부처리기(124)는 레벨 2(904)에서 중재간에 PCI 인터페이스(128)와 레벨 3의 중재의 승리자와 경쟁한다. 레벨 2의 상태 기구(904)는 이미지 부처리기(124)가 레벨 2의 중재에서 승리하였는지를 판단하기 위해서는 다음의 요인(factor)을 고려해야 할 필요가 있다. 요구를 표명하는 에이전트의 레벨 2의 라운드-로빈 방식의 우선 순위와 비교되는 이미지 부처리기(124)의 레벨 2에서의 라운드-로빈 방식의 우선 순위와, 그리고 이미지 부처리기(124)가 본 발명의 우선 순위 절상 기법에 따라 조절가능한 낮은 또는 높은 우선 순위의 요구를 표명하고 있는지에 관한 것이다. 이들 요인을 고려한 후에, 레벨 2의 상태 기구(904)가 이미지 부처리기(124)가 레벨 2에서 중재를 승리하였다고 판단되면, 다음에는 이미지 부처리기(124)의 요구가 레벨 2의 승리 에이전트의 요구로서 레벨 1의 상태 기구(902)에 표현된다.

레벨 1(902)에서, 레벨 2의 승리 에이전트는 캐시 중재의 승리자와 경쟁한다. 레벨 2의 승리 에이전트가 레벨 1에서 중재에 승리하였는지를 판단하기 위해서는 레벨 1의 상태 기구(902)가 다음의 요인을 고려해야 할 필요가 있다. 캐시 중재의 승리자의 레벨 1의 우선 순위와 비교되는 레벨 2의 승리 에이전트의 라운드-로빈 방식의 우선 순위와, 그리고 레벨 2의 승리 에이전트가 우선 순위 절상 기법에 따라 조절가능한 낮은 또는 높은 우선 순위의 요구를 표명하고 있는지에 관한 것이다. 레벨 1의 중재의 승리자가 버스의 제어를 허가받을 것이다. 특정 레벨에서의 중재의 승리와 최종적으로 버스의 제어를 허가받는 것-레벨 1의 중재의 승리에 의하여 의거해서만 발생한다-간의 차이를 아는 것은 중요하다.

예컨대, 이미지 부처리기(124)가 버스의 제어를 허가받았다면, 홈(home) 레벨 2(904)에서 레벨 2의 상태 기구(904)는 다음 중재 라운드간에 다음 상태로의 천이를 경험할 것이다. 레벨 2(904)에서, 이미지 부처리기(124)는 Z2 노드중에서 W2 상태 천이 노드를 점유하며, 여기서 W2는 이미지 부처리기(124)의 레벨 2의 가중치이고 Z2는 레벨 2의 모든 디바이스의 레벨 2의 총 가중치이다. 본 예를 위해 우선 순위의 절상을 선택하면, 이 구성은 이미지 부처리기(124)가 버스 제어를 요구하고 레벨 2의 에이전트가 버스 제어를 얻는 Z2 중재중에서 적어도 W2 중재간에 버스 제어를 이미지 부처리기(124)에 보장한다.

레벨 1에서, 레벨 2의 승리 에이전트로의 버스 제어가 허가되면 레벨 1 상태 기구(902)도 다음 상태로 천이된다. 레벨 2의 승리 에이전트는 레벨 1에서 Z1 노드중 W1 상태 천이 노드를 차지하며, 여기서 W1은 레벨 2의 승리 에이전트의 레벨 1의 가중치이고 Z1은 레벨 1의 모든 디바이스의 레벨 1의 총 가중치이다. 이 구성은 레벨 2의 승리 에이전트가 버스 제어를 요구하는 Z1 라운드중 적어도 W1 중재 라운드간에 레벨 2의 승리 에이전트에 버스 제어를 보장한다.

레벨 2의 승리 에이전트는 레벨 1에서 레벨 2의 중재에서 우선권을 획득한 레벨 2의 에이전트 클래스에 관계되나, 특정 중재 라운드에서 승리하게 되는 별개의 레벨 2의 에이전트에 관련된 것은 아니다. 즉, 그것은 레벨 1(902)의 상태 기구로 천이되는 레벨 1(902) 상태 기구에 대한 레벨 2의 입력이나, 중재 라운드에서 승리하게 되는 레벨 2의 특정 에이전트, 예컨대 이미지 부처리기(124)에만 국한된 것은 아니다.

대역폭 할당

대역폭은 디바이스의 가중치에 비례하여 레벨마다 할당된다. 한 디바이스(x)의 대역폭의 관계식은:

$F_x = W_x / \sum W_i$ 이고, 여기서 W_x 는 디바이스(x)의 가중치이고, $\sum W_i$ 는 디바이스(x)가 속하는 레벨 L에서 모든 디바이스의 가중치의 합이다. 예컨대, 레벨 4는 레벨 3의 대역폭의 1/6을 점유한다.

디바이스(x)에 대한 보장된 최소 대역폭은:

$B_x = F_x \times B_L$ 이고, 여기서 B_L 은 레벨 L에서 이용가능한 총 대역폭이다.

디바이스에 대해 예측되는 이용가능한 대역폭은 보장된 최소의 대역폭과는 그 애플리케이션에 의해 상이하다. 특정 디바이스가 그 대역폭의 전부를 사용하고 있지 않다면, 동일 레벨에서 다른 디바이스가 더 많은 대역폭을 상응되게 얻을 것이다. 대역폭이 한 레벨에서 모두 사용되고 있지 않다면, 더 높은 레벨에서 보다 많은 대역폭을 채택할 수 있을 것이다.

최소 대역폭은 최대 대기 시간에 밀접하게 관계된다. 디바이스 x에 대한 최대 대기 시간 L_x 는:

$L_x = \text{ceil}((W_x / W_L) \times (B_{\text{tot}} / B_L - 1) \times T)$ (블록 주기) 이고, 여기서 B_{tot} 는 총 버스 대역폭이고, 실(ceil)은 실링(ceiling) 또는 다음 차수의 정수 함수이고, T는 트랜잭션의 전달 시간이다(T는 주 메모리 대역폭이 주기당 4바이트인 경우 16 주기이고 전달 크기는 64 바이트이다).

예측되는 대기 시간은 정상적으로는 많은 디바이스가 정확하게 동시에 요구를 표명하기 때문에 최악의 경우의 최대 대기 시간보다도 훨씬 짧다는 것을 주지하길 바란다.

소량의 여러 요인들이 수반되는 경우에, 중재 가중치의 프로그래밍은 상응하는 디바이스에 대한 가중치의 상이한 세트를 먼저 가정하고 그에 의한 대역폭을 결정하는 것에 의해 최상으로 행해진다. 이때, 가중치의 최적의 세트는 회망하는 대역폭 할당과 거의 근접하게 매치하는 상기 상응하는 대역폭에 의거하여 선택된다.

예컨대, 400(MB/s)의 주 메모리 대역폭과 T(=16 주기)의 전달 시간을 갖는 컴퓨터 시스템을 가정하고, 또한 레벨 1에서 대역폭 가중치를 1:1로, 레벨 2에서 대역폭 가중치를 1:1:1로 가정하면, 대역폭 가중치의 리마인더(remainder)는 도 9의 고정 가중치 기구를 따른다. 이 가중치의 결과는 상이한 레벨의 등급에 대해 다음의 대역폭 할당을 초래한다:

레벨 1:	200(MB/s)
레벨 2:	133(MB/s)
레벨 3:	56(MB/s)
레벨 4:	11(MB/s)

어떤 별개의 디바이스에 대해서는 대역폭과 대기 시간이 다음과 같다:

MMIO

(어떤 명령 캐시 또는 데이터 캐시에서도 적중 실패가 없다고 가정)

대역폭 = $1/2 \times 400 = 200(\text{MB/s})$

대기 시간 = $(2/1 - 1) \times 16 = 16$ 주기

명령 캐시, 데이터 캐시

(한 캐시만이 적중 실패되고, 어떤 MMIO 접근도 없다고 가정)

대역폭 = $1/2 \times 400 = 200(\text{MB/s})$

대기 시간 = $(2/1 - 1) \times 16 = 16$ 주기

이미지 부처리기

(모든 유닛이 최대 레이트에서 요구를 표명한다고 가정)

대역폭 = $1/3 \times 200 = 66(\text{MB/s})$

대기 시간 = $(3/1 \times 400/200 - 1) \times 16 = 80$ 주기

VLD

(모든 유닛이 최대 레이트에서 요구를 표명한다고 가정)

대역폭 = $1/6 \times 1/3 \times 200 = 11(\text{MB/s})$

대기 시간 = $(6 \times 400/67 - 1) \times 16 = 560$ 주기

오디오

(모든 유닛이 최대 레이트에서 요구를 표명한다고 가정)

대역폭 = $1/3 \times 1/6 \times 1/3 \times 200 = 3.7(\text{MB/s})$

대기 시간 = $(3/1 \times 36 - 1) \times 16 = 1.712$ 주기

예로서, 표 1은 레벨 1에서 캐시와 주변 유닛간의 대역 할당 퍼센티지를 설명한다. 표 2는 이미지 부처리기, PCI 인터페이스 및 레벨 3 중재의 승리자간의 대역폭 할당을 설명한다.

[표 1]

캐시와 주변 유닛간의 대역폭 할당

MMIO와 캐시의 가중치	레벨 2의 가중치	레벨 1의 대역폭	레벨 2의 대역폭
3	1	75%	25%
2	1	67%	33%
3	2	60%	40%
1	1	50%	50%
2	3	40%	60%
1	2	33%	67%
1	3	25%	75%

[표 2]

ICP, PCI 및 레벨 3에서의 디바이스간의 대역폭 할당

ICP 가중치	레벨 3의 가중치	ICP 대역폭	레벨 3의 대역폭	PCI 대역폭
1	1	33%	33%	33%
3	1	60%	20%	20%
5	1	72%	14%	14%
1	3	20%	60%	20%
3	3	43%	43%	14%
5	3	56%	33%	11%
1	5	14%	72%	14%
3	5	33%	56%	11%
5	5	45%	45%	0%

산업상 이용 가능성

본 발명이 다수의 실시예에 관하여 설명되었다고는 하지만, 당업자에게는 각종 수정과 변형이 본 발명의 사상과 범위에서 이탈함이 없이 이루어질 수 있음은 분명한 것이다. 예컨대, 설명의 목적상 후속하는 설명이 내부 CPU 버스에 대한 중재의 예를 제공한다고 하더라도, 당업자는 본 발명이 일반적으로 어떤 통신 버스의 제어뿐만 아니라 어떠한 공통 리소스의 접근에 대한 제어에도 적용할 수 있음을 알 것이다. 또한, 당업자는 본 명세서에 개시된 원리가 임의 개수의 버스 에이전트와, 버스 에이전트에 대한 임의 개수의 가중치와, 임의 개수의 등급 레벨 및 임의 개수의 각 요구에 대한 우선 순위 레벨을 갖는 시스템에도 적용할 수 있음을 알 것이다.

(57) 청구의 범위

청구항 1

→ 버스와,

→ 상기 버스에 결합된 에이전트들과;

→ 상기 에이전트들중 하나 이상의 에이전트가 동시에 상기 버스의 제어를 요구하는 경우에 상기 에이전트들중 어느 에이전트가 버스의 제어를 허가 받는지를 판단하기 위한 중재 수단을 구비하는 정보 처리 디바이스에 있어서,

상기 중재 수단은 상기 에이전트들의 각 에이전트에 지정되는 상대적 가중치에 의거하여 상기 에이전트들중 어느 에이전트가 제어를 허가 받는지를 판단하는 것을 특징으로 하는 정보 처리 디바이스.

청구항 2

제 1 항에 있어서, 상기 에이전트들중에서 제 1 에이전트는 가중치 1로 지정되며 모든 에이전트는 총 가중치 2로 함께 지정되고, 상기 중재 수단은 상기 제 1 에이전트가 상기 버스의 제어를 요구하는 2 중재중에서 적어도 1 중재간에 제 1 에이전트에 대해 버스 제어를 보장하는 정보 처리 디바이스;

청구항 3

제 1 항에 있어서, 상기 에이전트들중에서 제 1 에이전트는 가중치 Ψ 로 지정되며 모든 에이전트는 총 가중치 Z 로 함께 지정되고, 상기 중재 수단은 적어도 Z 중재 상태를 가지며, 각 중재 상태는 상기 에이전트들중 상응하는 에이전트에 대한 버스 제어의 허가를 표현하는 정보 처리 디바이스.

청구항 4:

제 3 항에 있어서, 상기 중재 수단은 라운드 로빈 기구에 따른 중재 상태로의 천이의 우선 순위가 부여되는 정보 처리 디바이스.

청구항 5:

제 1 항에 있어서, 상기 중재 수단은 상기 에이전트를 레벨 단위로 그룹화하고, k 번째 레벨의 에이전트들중에서 중재권을 획득한 에이전트는 보다 높은 $k-1$ 번째 레벨에서 중재를 위해 경쟁하는 정보 처리 디바이스.

청구항 6:

제 1 항에 있어서, 상기 에이전트들중 제 1 에이전트는 상기 버스의 제어를 위한 낮은 우선 순위의 요구와 높은 우선 순위의 요구를 표명하기 위한 수단을 가지며, 상기 제 1 에이전트는 낮은 우선 순위의 요구가 소정의 대기 시간의 후에도 허가되지 않은 경우에 상기 낮은 우선 순위의 요구를 높은 우선 순위의 요구로 절상하는 정보 처리 디바이스.

청구항 7:

버스에 접속된 에이전트들간의 중재를 위한 것으로, 상기 에이전트의 하나 이상이 동시에 상기 버스의 제어를 요구하는 경우에 상기 에이전트의 어느 것이 상기 버스의 제어를 허가 받는지를 판단하는 중재 장치에 있어서, 상기 중재 수단은 상기 에이전트의 각 에이전트에 지정된 상대 가중치에 의거하여 상기 에이전트의 어느 에이전트가 제어를 허가 받는지를 판단하는 것을 특징으로 하는 중재 장치.

청구항 8:

버스에 접속된 에이전트들중에서 상기 에이전트의 하나 이상이 동시에 상기 버스의 제어를 요구하는 경우에 상기 에이전트들간의 중재를 위한 방법에 있어서, 상기 에이전트의 각 에이전트에 지정된 상대 가중치에 의거하여 상기 에이전트의 어느 에이전트가 제어를 허가 받는지를 판단하는 것을 특징으로 하는 중재 방법.

청구항 9:

제 8 항에 있어서, 상기 에이전트들중에서 제 1 에이전트는 가중치 Ψ 로 지정되며 모든 에이전트는 함께 총 가중치 Z 로 지정되고, 상기 중재 방법은 상기 제 1 에이전트가 상기 버스의 제어를 요구하는 Z 중재들중에서 적어도 Ψ 중재간에 제 1 에이전트에 대해 버스 제어를 보장하는 중재 방법.

청구항 10:

제 8 항에 있어서, 상기 에이전트는 레벨 단위로 그룹화되고, k 번째 레벨의 에이전트들중에서 중재간에 우선권을 획득한 에이전트는 보다 높은 $k-1$ 번째 레벨에서 중재를 위해 경쟁하는 중재 방법.

도면

FIG. 1

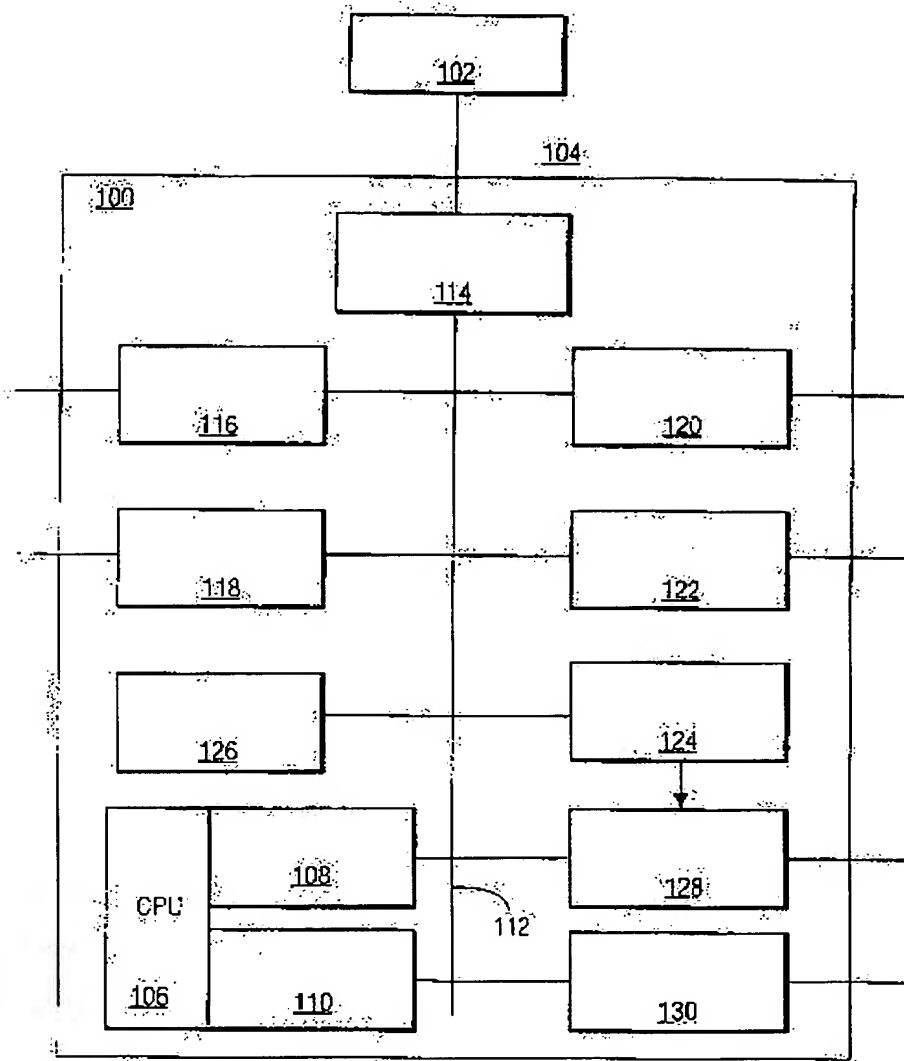
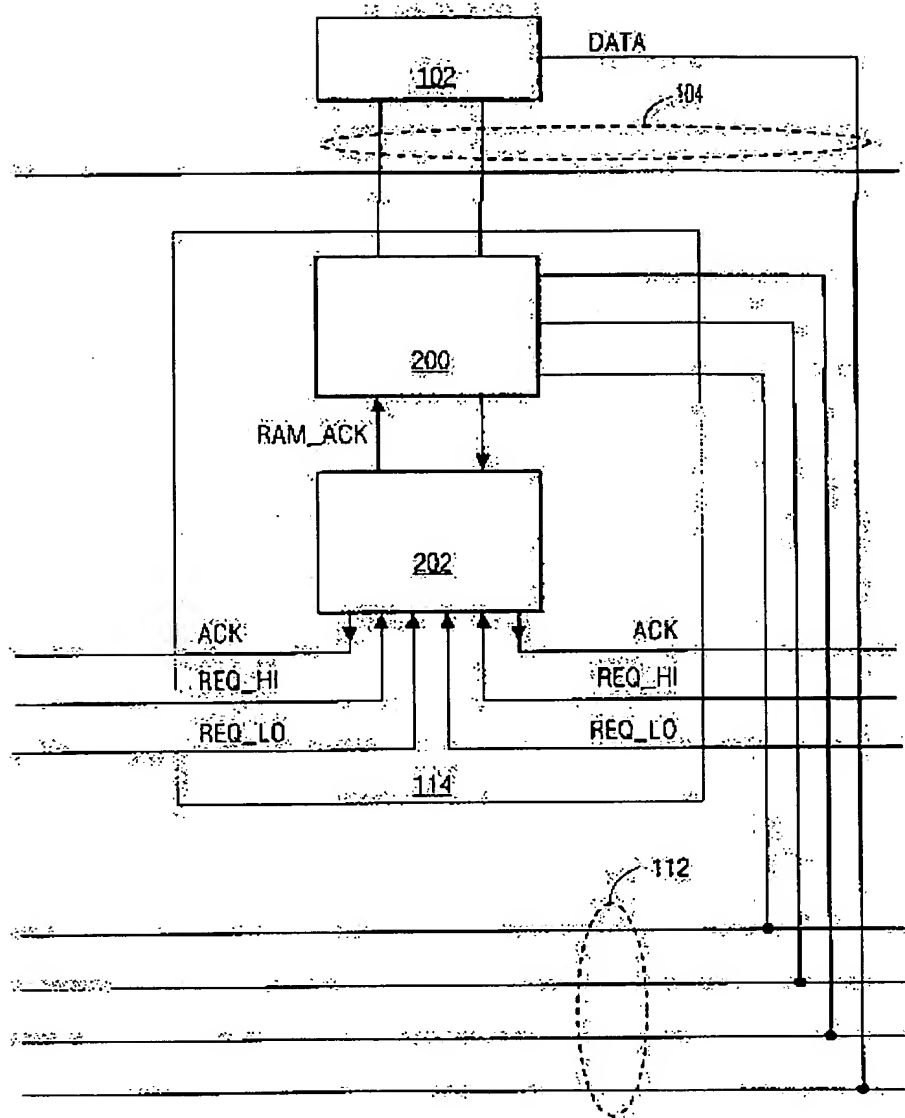
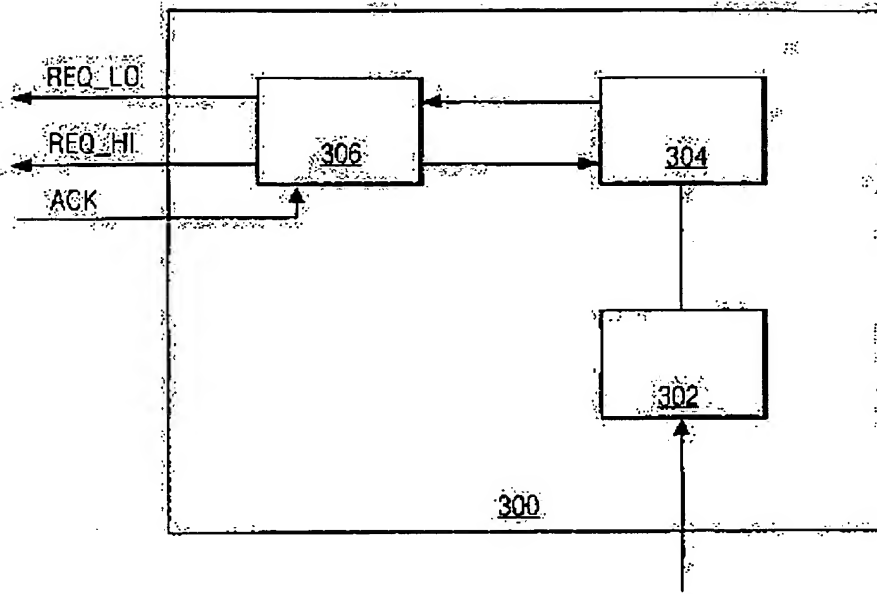


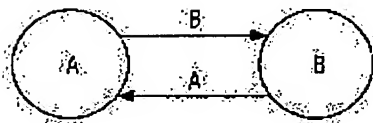
FIG. 2



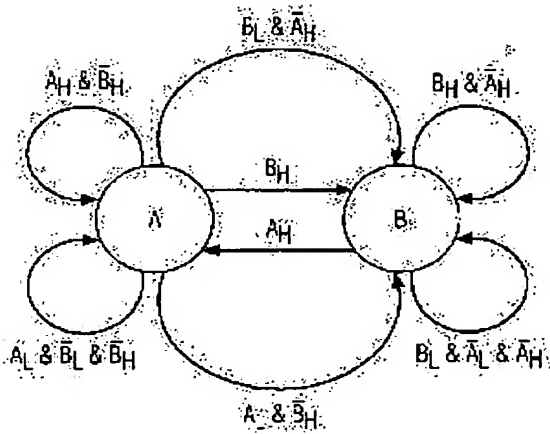
도 3



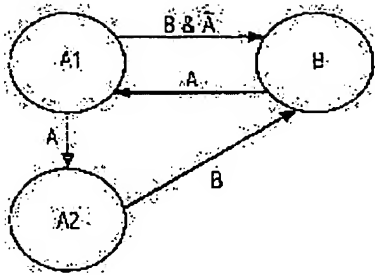
도 4



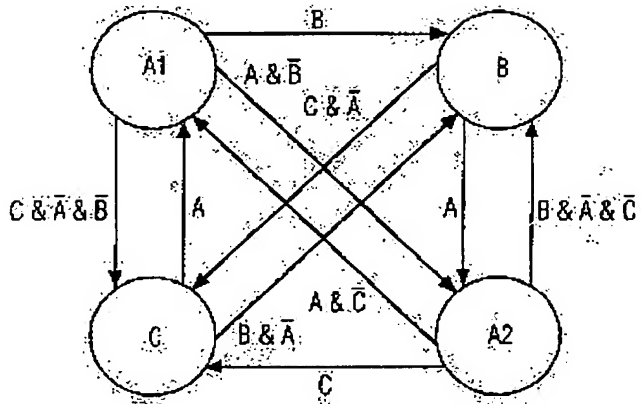
도 5



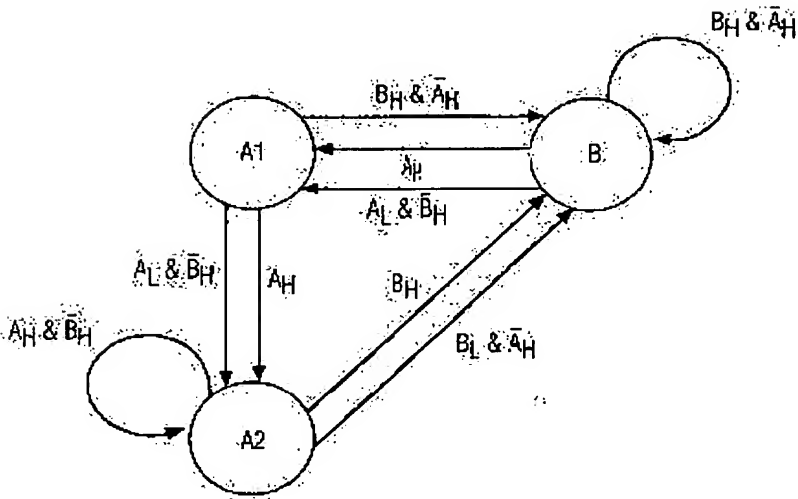
5D18



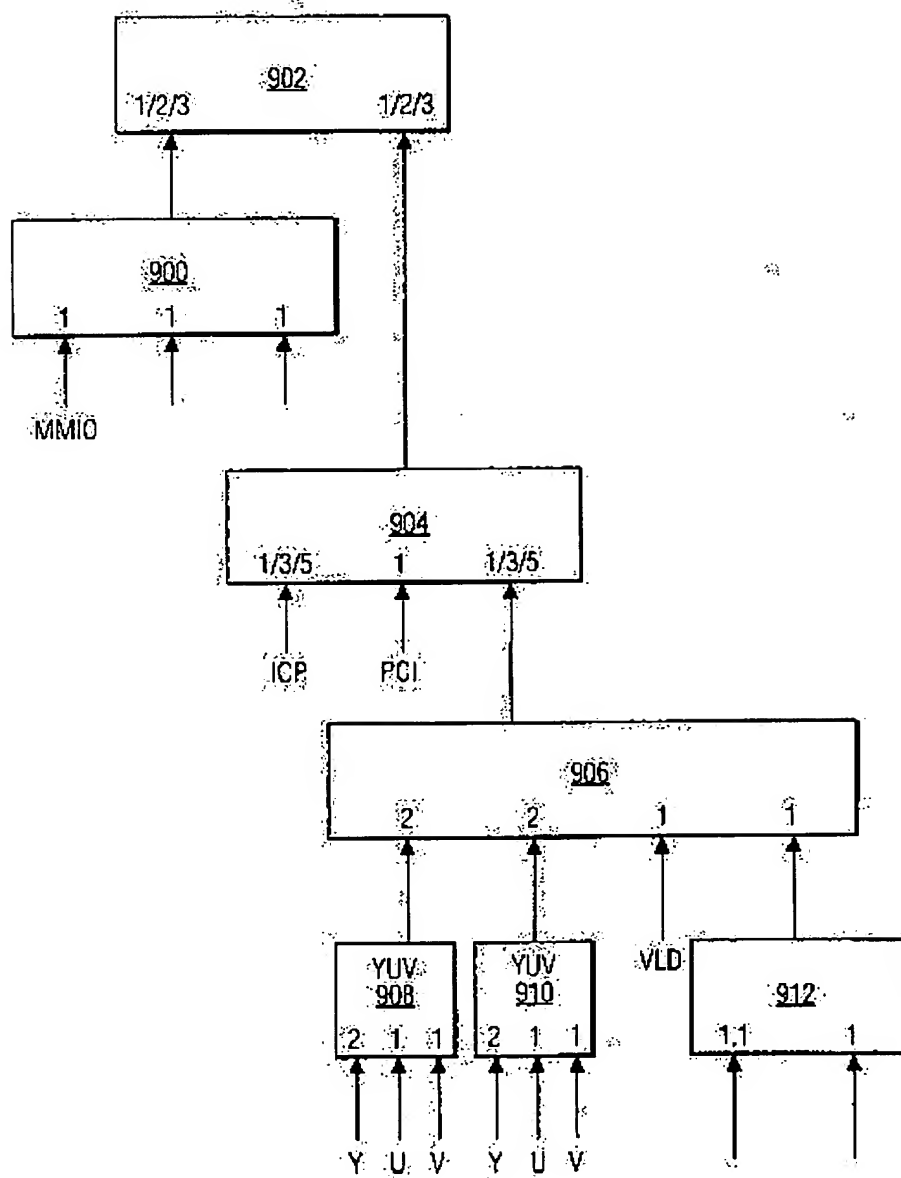
5D17



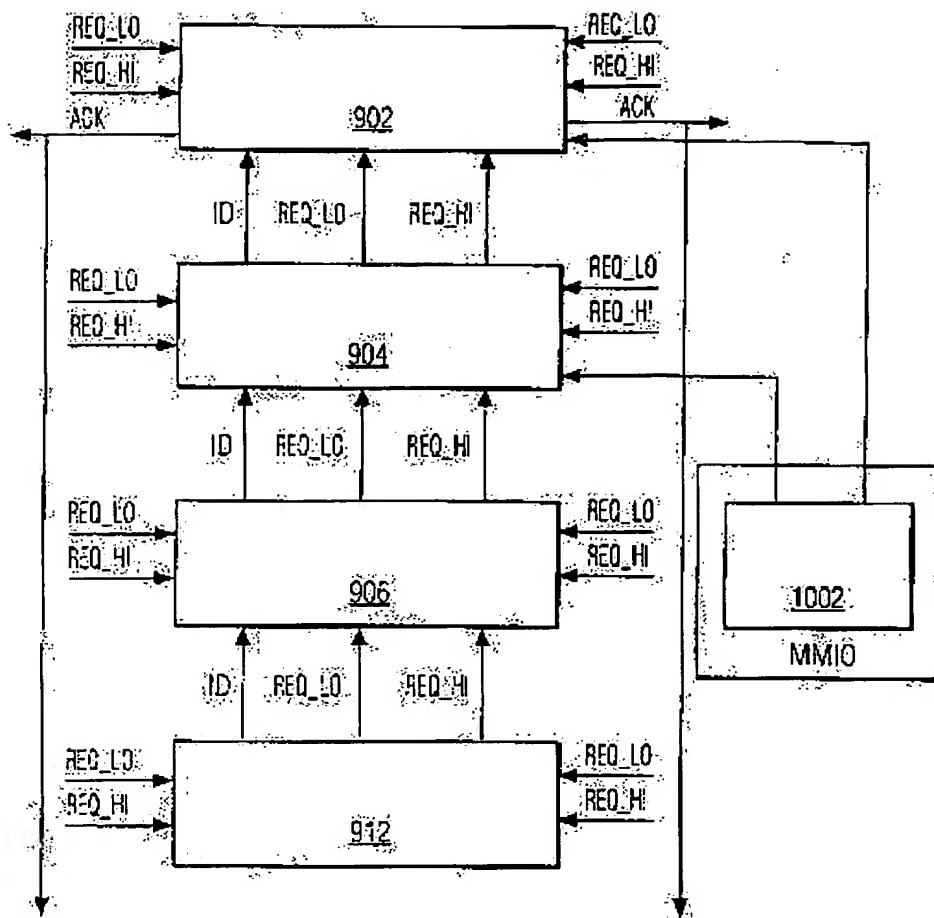
5D18



도 9



5010



**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- ☐ **BLACK BORDERS**
- ☐ **IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**
- ☐ **FADED TEXT OR DRAWING**
- ☐ **BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING**
- ☐ **SKEWED/SLANTED IMAGES**
- ☐ **COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS**
- ☐ **GRAY SCALE DOCUMENTS**
- ☐ **LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT**
- ☐ **REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY**
- ☐ **OTHER:** _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.